

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 10-013251

(43)Date of publication of application : 16.01.1998

(51)Int.Cl.

H03M 13/00
G06F 11/10

(21)Application number : 08-164130

(71)Applicant : SAITAMA NIPPON DENKI KK

(22)Date of filing : 25.06.1996

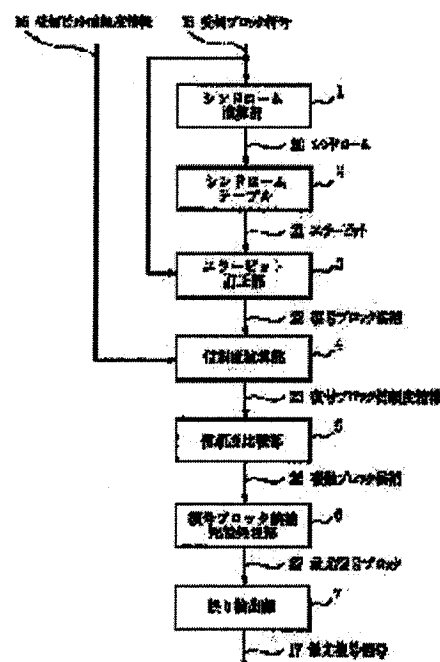
(72)Inventor : SHIBATA TAKAYUKI

(54) CODE ERROR-CORRECTION CIRCUIT

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To allow the circuit to reserve a high error-correction capability, in which a syndrome arithmetic operation amount is considerably reduced, as well as miniaturizing the circuit and simplifying the processing.

SOLUTION: A syndrome arithmetic section 1 calculates a syndrome from a reception block code 15 and outputs a syndrome 20. A syndrome table 2 provides an output of an error bit 21, estimated from the syndrome 20. An error bit correction section 3 corrects an error bit and provides an output of an error bit 21, estimated from the syndrome 20. An error bit correction section 3 corrects the error bit and provides an output of a decoded block object 22. A reliability arithmetic section 4 calculates the reliability of the decoded block object 22, based on the decoded block object 22 and reception bit reliability information 16. A reliability comparison section 5 ranks a plurality of decoding block reliability information sets 23 with high reliability and provides an output of a plurality of block candidates 26. A decoding block object storage processing section 6 stores a plurality of block objects 26 with high reliability. An error-detection section 7 detects an error and outputs a maximum likelihood decoding signal 17.



(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平10-13251

(43) 公開日 平成10年(1998) 1月16日

(51) Int.Cl. ⁶	識別記号	序内整理番号	F I	技術表示箇所
H 0 3 M 13/00			H 0 3 M 13/00	
G 0 6 F 11/10	3 3 0		G 0 6 F 11/10	3 3 0 N

審査請求 有 請求項の数 4 O L (全 8 頁)

(21) 出願番号 特願平8-164130

(22) 出願日 平成8年(1996) 6月25日

(71) 出願人 390010179

埼玉日本電気株式会社

埼玉県児玉郡神川町大字元原字豊原300番
18

(72) 発明者 柴田 隆行

埼玉県児玉郡神川町大字元原字豊原300番
18 埼玉日本電気株式会社内

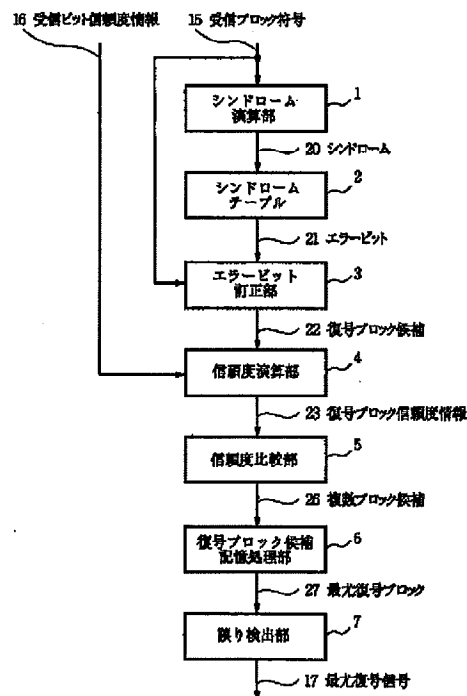
(74) 代理人 弁理士 京本 直樹 (外2名)

(54) 【発明の名称】 符号誤り訂正回路

(57) 【要約】

【課題】高い誤り訂正能力を保有しかつシンドローム演算量の大幅な削減を行なうとともに回路の小型化、処理の簡略化を行なう。

【解決手段】シンドローム演算部1は受信ブロック符号15からシンドロームを計算しシンドローム20を出力する。シンドロームテーブル2はシンドローム20から推定されるエラービット21を出力する。エラービット訂正部3はエラービットを訂正し復号ブロック候補22を出力する。信頼度演算部4は復号ブロック候補22と受信ビット信頼度情報16とから復号ブロック候補22の信頼度を計算する。信頼度比較部5は複数の復号ブロック信頼度情報23から信頼度の高い順にランク付けし複数ブロック候補26を出力する。復号ブロック候補記憶処理部6は信頼度の高い複数ブロック候補26を記憶する。誤り検出部7は誤り検出を行ない、最尤復号信号17を出力する。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 受信符号のビット誤りを訂正する訂正手段と；受信した軟判定情報を用いて前記訂正手段が出力する復号候補の最尤度を計算する演算部と；この演算部が出力する複数の前記復号候補の最尤度を順位付けし、第1順位の前記復号候補から誤り検出を行ない、誤りがなければ最尤復号信号として出力し、誤りが検出されれば次の順位の前記復号候補に取り替えて前記誤り検出動作を繰り返す復号手段と；を備えたことを特徴とする符号誤り訂正回路。

【請求項2】 受信符号を入力しシンドロームを計算するシンドローム演算部と；このシンドローム演算部が出力するシンドロームから推定される n ビット（ n は1以上の整数）までのエラービットパターンを格納したパターン格納部と；このパターン格納部が出力する推定エラービットと前記受信符号とからエラービットを訂正し復号候補を出力するエラービット訂正部と；受信した軟判定情報を用いて前記復号候補の最尤度を計算する最尤度演算部と；この最尤度演算部が出力する複数の最尤度情報を順位付けする最尤度比較部と；この最尤度比較部が出力する第1順位から第 k 順位（ k は2以上の整数）の最尤度情報を記憶処理する復号候補記憶部と；この復号候補記憶部が出力する前記第1順位の最尤度情報の誤り検出を行ない、誤りが検出されなかった場合は前記第1順位の最尤度情報を最尤復号信号として出力し、誤りが検出された場合前記復号候補記憶部が出力する第2順位の最尤度情報の誤り検出を行ない、誤りが検出されなかった場合は前記第2順位の最尤度情報を前記最尤復号信号として出力し、これら動作を誤りが検出されなくなるまで繰返し最尤復号信号を出力する誤り検出部と；を備えたことを特徴とする符号誤り訂正回路。

【請求項3】 前記シンドローム演算部、前記格納部、前記エラービット訂正部、前記最尤度演算部、前記最尤度比較部、前記復号候補記憶部、前記誤り検出部がマイクロコンピュータにより構成されたことを特徴とする請求項2記載の符号誤り訂正回路。

【請求項4】 前記受信符号がブロック符号であることを特徴とした請求項1、2又は3記載の符号誤り訂正回路。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は符号誤り訂正回路に関し、特に軟判定情報を用いたブロック符号の符号誤り訂正回路に関する。

【0002】

【従来の技術】現在の地上通信システムや宇宙通信システムにおいて、デジタル伝送における誤り訂正符号や誤り検出符号の適用は不可欠になっている。

【0003】例えば、RCR（Research & development Center for Ra

dio system）STD（Standard）-27の標準で規定されるデジタル自動車電話システムの制御信号は、情報データに誤り検出符号を付加しブロック符号化して伝送している。

【0004】また人工衛星や深宇宙探査機から地上へのPCMデジタル伝送においては、単にブロック符号化だけではなく、誤り訂正能力の高いコンボリューショナル符号（畳み込み符号）の適用や、ブロック符号を内符号かつコンボリューショナル符号を外符号としたコンカティネーティッド符号（鎖状符号）として伝送し符号化利得をさらに上げているのが現状である。

【0005】図3は従来の符号誤り訂正回路を示すブロック図である。

【0006】図3を参照すると、受信ブロック符号15からシンドロームを求めるシンドローム演算部1と、シンドロームからエラービットの位置を推定するエラーテーブル8と、エラービットを訂正するエラービット訂正部3とから構成されている。

【0007】ここで、シンドローム（Syndrome）とは伝送誤り発生有無の症候状態を示し、誤りがあれば検査行列にゼロでない行列要素を誤り発生位置に生成し、誤りが無ければ検査行列の行列要素をすべてゼロとする。

【0008】次に動作を説明する。

【0009】シンドローム演算部1でパリティ検査行列が生成されシンドローム20のデータをエラーテーブル8に出力する。エラーテーブル8ではシンドロームの状態に対応する予め計算されたコードテーブルが用意されており、シンドロームと合致するコードをエラービット訂正部3に出力する。この出力されたコードには誤り位置の情報が含まれている。

【0010】エラービット訂正部3は誤り位置のエラービットを反転してエラービットを訂正し復号信号18として出力する。

【0011】図4は従来の符号誤り訂正回路の他の例を示すブロック図である。

【0012】図4を参照すると、受信ブロック符号15と受信ビット信頼度情報16とから誤り訂正の対象となる受信ビットを選択する信頼度判定部9と、判定用ビットパターンを生成するテストパターン発生部10と、ブロック符号の復号を行なうテストパターン復号部11と、復号ビットの信頼度を計算する信頼度演算部12と、信頼度の最も高いビット列を一時的に記憶する最尤符号ビットバッファ14と、複数の候補のビット列の信頼度を比較し最尤復号信号19を出力する信頼度比較部13とから構成されている。

【0013】なお、図4において図3に示す構成要素に対応するものは同一の参照数字または符号を付し、その説明を省略する。

【0014】次に動作を説明する。

【0015】信頼度判定部9は受信ビット信頼度情報16が指定するしきい値 d よりも低いビットのみを誤り訂正の対象とする。

【0016】ここで「受信ビットの信頼度」とは下記を意味する。

【0017】今、デジタル移動通信における変復調方式である $\pi/4$ シフトQPSKを例にとり、受信ビットの信頼度について説明する。

【0018】送信ビット列「00」「01」「11」「10」に対し搬送波の位相を $+\pi/4$ 、 $+3\pi/4$ 、 $-3\pi/4$ 、 $-\pi/4$ ずらした変調波が送信され、受信側では遅延検波により位相差を求めた結果、位相差が $0 \sim +\pi/2$ ならば「00」、 $+\pi/2 \sim +\pi$ ならば「01」、 $-\pi \sim -\pi/2$ ならば「11」、 $-\pi/2 \sim 0$ ならば「10」と復調する。

【0019】すなわち、 \sin (位相差) ≥ 0 ならば第1のビットは「0」、 \sin (位相差) < 0 ならば第1のビットは「1」、 \cos (位相差) ≥ 0 ならば第2のビットは「0」、 \cos (位相差) < 0 ならば第2のビットは「1」と復調する。

【0020】上述の \sin (位相差) および \cos (位相差) の絶対値を信頼度と定義する。信頼度が1に近い程より確からしい「0」または「1」であり、信頼度が0に近い程よりあいまいな「0」または「1」となる。

【0021】また、しきい値 d とは信頼度のしきい値を示し、上述の定義から $0 \leq d \leq 1$ の値をとる。信頼度が d より小さいビットは誤っている可能性が高いと判断して、このようなビットを誤り訂正の対象とする。

【0022】誤っている可能性が高いと判断される対象のビットが受信ブロック符号15の1ブロックの中に k 個存在すると、テストパターン発生部10で 2^k 通りのビット反転パターンを生成し復号時に軟判定情報として用い復号の信頼性を向上させる。

【0023】受信ビット信頼度情報16は受信ブロック符号15と同期して信頼度判定部9と信頼度演算部12とに入力される。信頼度判定部9では各ビットの信頼度すなわち $|\sin$ (位相差)| および $|\cos$ (位相差)| の値としきい値 d との比較が行なわれ、信頼度の小さいビットを抽出する。 $||$ は絶対値を示す。

【0024】信頼度がしきい値 d より小さいビットが K 個あった場合、この判定情報をテストパターン発生部10に出力する。テストパターン発生部10は K 個のビットに対して信頼度が低いため、「0」でも「1」でもなく不定扱いとし、 $000 \dots 00 \sim 111 \dots 11$ の 2^K 通りのパターンを生成し他の信頼度の高いビットと組合せて 2^K 通りのテストパターンを生成する。

【0025】例えば、受信ブロック符号15のビット列が

【0026】

$b_1, b_2, b_3, \dots, b_n$

【0027】のうち、 b_1, b_3 の信頼度が d より小さい場合のテストパターンは表1のように $2^2 = 4$ 種類が生成される。

【0028】

【表1】

$0, b_2, 0, \dots, b_n$
$0, b_2, 1, \dots, b_n$
$1, b_2, 0, \dots, b_n$
$1, b_2, 1, \dots, b_n$

【0029】テストパターン復号部11は、テストパターンが付加されたブロック符号の誤り訂正復号を行なう。復号の結果、誤り無しと判定されたテストパターンについては復号ビット信号24として信頼度演算部12に出力する。

【0030】信頼度演算部12は復号ビット信号24の各ビットの信頼度の総和を求めてテストパターンの信頼度を計算する。

【0031】ここで信頼度の計算は、例えば1ブロックが n ビットで構成されている場合、 i 番目 ($1 \leq i \leq n$) のビット信頼度を q_i としたとき $\sum q_i$ (信頼度の総和)で行なう。

【0032】ただし、「0」に対する信頼度が q のとき「1」に対する信頼度は $-q$ になるため、受信ブロック符号15および受信ビット信頼度情報16と誤り訂正後の復号ビット信号24とを比較し、変化したビットの信頼度を $q \rightarrow -q$ としてテストパターンの信頼度を求め、復号ビット信頼度情報25として信頼度比較部13に出力する。信頼度比較部13は復号ビット信頼度情報25の各々のパターンの信頼度を比較し、信頼度の高いパターンを最尤符号ビットバッファ14に格納する。

【0033】 2^K のすべてのパターンを比較した後、最後に最尤符号ビットバッファ14に格納したものを読み出す。最尤符号ビットバッファ14に格納されたパターンが最も信頼度が高いので、読み出したビット列を最尤復号信号19として出力する。

【0034】

【発明が解決しようとする課題】上述した従来の符号誤り訂正回路は、誤り訂正能力が低くブロック符号の復号では、最小符号間距離 d_{\min} に対し $d_{\min} \geq 2t+1$ を満たす t ビットまでの誤りしか正しく訂正できない。例えば、 $d_{\min} = 3$ であるBCH(15, 11)符号では、2ビット以上の誤りが訂正できないという欠点を有している。

【0035】また、従来の符号誤り訂正回路の他の例のように、誤り訂正能力を高めるためにビット信頼度を用いた場合、不定扱いビットが多い程膨大な演算量が必要になるという欠点を有している。

【0036】さらに例えば、移動体通信のフェージング

特性下のような環境ではバースト誤りが発生するので、ブロック内に信頼度の低いビットが多数発生し、膨大な演算量が必要になる。このような場合でも演算処理により、信号が遅延することのないよう最大演算量を想定した回路構成が必要となるので、回路規模の増大と処理の複雑化を招くという欠点を有している。

【0037】本発明の目的は、軟判定情報の適用により高い誤り訂正能力を持ちかつ演算量の削減が可能な符号誤り訂正回路を提供することにある。

【0038】

【課題を解決するための手段】本発明の符号誤り訂正回路は、受信符号のビット誤りを訂正する訂正手段と；受信した軟判定情報を用いて前記訂正手段が出力する復号候補の最尤度を計算する演算部と；この演算部が出力する複数の前記復号候補の最尤度を順位付けし、第1順位の前記復号候補から誤り検出を行ない、誤りがなければ最尤復号信号として出力し、誤りが検出されれば次の順位の前記復号候補に取り替えて前記誤り検出動作を繰り返す復号手段と；を備えたことを特徴としている。

【0039】また、受信符号を入力しシンドロームを計算するシンドローム演算部と；このシンドローム演算部が出力するシンドロームから推定される n ビット（ n は1以上の整数）までのエラービットパターンを格納したパターン格納部と；このパターン格納部が出力する推定エラービットと前記受信符号とからエラービットを訂正し復号候補を出力するエラービット訂正部と；受信した軟判定情報を用いて前記復号候補の最尤度を計算する最尤度演算部と；この最尤度演算部が出力する複数の最尤度情報を順位付けする最尤度比較部と；この最尤度比較部が出力する第1順位から第 k 順位（ k は2以上の整数）の最尤度情報を記憶処理する復号候補記憶部と；この復号候補記憶部が出力する前記第1順位の最尤度情報の誤り検出を行ない、誤りが検出されなかった場合は前記第1順位の最尤度情報を最尤復号信号として出力し、誤りが検出された場合前記復号候補記憶部が出力する第2順位の最尤度情報の誤り検出を行ない、誤りが検出されなかった場合は前記第2順位の最尤度情報を前記最尤復号信号として出力し、これら動作を誤りが検出されなくなるまで繰返し最尤復号信号を出力する誤り検出部と；を備えたことを特徴としている。

【0040】前記シンドローム演算部、前記格納部、前記エラービット訂正部、前記最尤度演算部、前記最尤度比較部、前記復号候補記憶部、前記誤り検出部がマイクロコンピュータにより構成されたことを特徴としている。

【0041】前記受信符号がブロック符号であることを特徴としている。

【0042】

【発明の実施の形態】次に、本発明の実施の形態について図面を参照して説明する。

【0043】図1は本発明の符号誤り訂正回路の一つの実施の形態を示すブロック図である。

【0044】図1に示す本実施の形態は、受信ブロック符号15からシンドロームを計算しシンドローム20を出力するシンドローム演算部1と、シンドローム20から推定されるエラービット21を出力するシンドロームテーブル2と、推定されるエラービット21を訂正し復号ブロック候補22を出力するエラービット訂正部3と、復号ブロック候補22と受信ビット信頼度情報16とから復号ブロック候補22の信頼度を計算し復号ブロック信頼度情報23を出力する信頼度演算部4と、復号ブロック信頼度情報23から複数のブロック候補22を互いに比較して信頼度の高い順にランク付けし複数のブロック候補26として出力する信頼度比較部5と、信頼度の高い複数のブロック候補26を記憶しかつ最尤復号ブロック27として出力する復号ブロック候補記憶処理部6と、最尤復号ブロック27の誤り検出を行ない最尤復号信号17を出力する誤り検出部7とから構成されている。

【0045】なお、図1において図4に示す構成要素に対応するものは同一の参照数字または符号を付し、その説明を省略する。

【0046】次に、図1を参照して本実施の形態の動作をより詳細に説明する。

【0047】受信ブロック符号15はシンドローム演算部1でシンドロームが計算される。

【0048】計算されたシンドローム20はシンドロームテーブル2に出力される。シンドロームテーブル2には n ビットまでのエラーを想定したときのエラービットパターンがシンドローム毎に格納されているので、求められた各々のシンドローム20にしたがって推定したエラービット21をシンドローム毎にエラービット訂正部3に出力する。

【0049】エラービット訂正部3ではエラービットであると推定されたビットを訂正し、シンドローム毎の復号ブロック候補22を求め信頼度演算部4に出力する。

【0050】信頼度演算部4では復号ブロック候補22の信頼度を受信ビット信頼度情報16が示す軟判定情報を用いて計算し、復号ブロック信頼度情報23を信頼度比較部5に出力する。信頼度比較部5ではシンドローム毎の複数の復号ブロック信頼度情報23の各々の信頼度を比較し信頼度の高い順にランク付けして並べた第 k 候補までを複数のブロック候補26として、復号ブロック候補記憶処理部6に記憶させる。上述の操作で推定される全てのエラービットパターンに対して信頼度が計算されたことになる。

【0051】複数のブロックから成るブロック符号の復号を終了したならば、各ブロック毎の第1候補を最尤復号ブロック27として復号ブロック候補記憶処理部6から読み出し誤り検出部7に出力する。

【0052】誤り検出部7は各ブロック毎の第1候補を示す最尤復号ブロック27を収集し、誤りの有無をチェックする。誤りが無ければ各ブロック毎の第1候補である最尤復号ブロック27を最尤復号信号17として出力する。誤りが有れば該当ブロック毎に次のランクの第2候補を示す最尤復号ブロック27を収集し、誤りの有無をチェックする。誤りが無ければ選択した第2候補である最尤復号ブロック27を最尤復号信号17として出力するが、再度誤りが有れば次の第 i ($i=3\sim k$) 候補と取り替え同様の手順を繰り返す。全ブロックと全候補について同様の手順を行なうことにより、復号結果として最尤復号信号17を出力する。ここで全ブロック全候補について誤りが検出されたならば誤り検出の通知を行ない復号動作を終了する。

【0053】上述の受信ビット信頼度情報16に基づく復号動作は、ブロック符号の軟判定復号を実施していることになる。一般に符号の復号は通常、硬判定（ハードデシジョン）と云われる2値判定が行なわれる。この2値判定に対してさらに細かいレベルで多値判定を行ない復号の精度を上げるために、軟判定（ソフトデシジョン）が行なわれる。

【0054】ブロック符号の硬判定による復号では、最小符号間距離 $d_{min} \geq 2t+1$ を満たす t （整数）個の誤りまでしか訂正できない。例えば、BCH（15, 11）符号では2ビット以上の誤りは原理的に訂正できない。軟判定では各ビットが信頼度と云う情報を有しているため、この信頼度を利用して2ビット以上の誤りを訂正することができるようになる。

【0055】任意の1ビットを訂正するよりは、任意の3ビットを訂正した方が復号ビット列の信頼度が高くなるとすれば、3ビットの訂正動作は正しいことになり、結果として3ビットの誤り訂正が行なえ、誤り訂正能力が向上したことになる。

【0056】図2は本実施の形態の動作を示すフローチャートである。

【0057】図2を参照して上述の動作を説明すると、受信ブロック符号の復号はステップ1（S1）でシンドロームが計算される。ステップ2（S2）ではシンドロームからエラービットパターンを推定する。このエラービットパターンは何種類が存在するが、ステップ3（S3）でエラービットを訂正して信頼度を計算する。ステップ4（S4）ではエラービット全パターンに対して信頼度の計算が終了したかを判定し、終了していなければステップ3（S3）に戻るが、終了していればステップ5（S5）の処理を行なう。

【0058】ステップ5では信頼度を求めたエラービットパターンに対して、信頼度の高い順番にランク付けして、上位 k 候補までを記憶する。

【0059】ステップ6（S6）では全ブロックに対してステップ1～ステップ5の手順が終了したかをチェッ

クし、チェックが終了していなければステップ1に戻るが、終了していれば記憶した各々のブロックの第1候補を先ず復号結果として順次出力する。

【0060】この第1候補の復号結果をステップ7（S7）で誤り検出の有無をチェックし、ステップ8（S8）で誤りが無ければ復号を終了するが、誤りが有れば次のステップ9（S9）に進む。

【0061】ステップ9では、ステップ8での判定が全ブロック全候補についてチェックが終了していない場合はステップ10（S10）に進むが、チェックが終了しすべてに誤りが有れば誤り検出の通知を出力して復号動作を終了する。

【0062】ステップ10では次のランクのブロック候補を取り替えてステップ7（S7）に進む。

【0063】ステップ7からステップ10の動作を全ブロック全候補について行ない、復号動作を終了する。

【0064】図1に示す回路構成は各々がハードワイヤロジックやゲートアレイによる構成に限定されるものではなく、マイクロプロセッサ、メモリ、周辺回路を有するマイクロコンピュータにより構成することも可能である。

【0065】

【発明の効果】以上説明したように、本発明の符号誤り訂正回路は、軟判定情報を用いてブロック符号の訂正能力を越える符号誤りが訂正できるので、高い誤り訂正能力を保有するという効果を有している。

【0066】また、シンドロームに対応するエラービットパターンを予めテーブル化しているので、演算量が大幅に削減できるという効果を有している。

【0067】さらに、演算量が回線環境による誤り特性に無関係に設定できるので、回路の小型化、処理の簡略化が行なえるという効果を有している。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の符号誤り訂正回路の一つの実施の形態を示すブロック図である。

【図2】本実施の形態の動作を示すフローチャートである。

【図3】従来の符号誤り訂正回路を示すブロック図である。

【図4】従来の符号誤り訂正回路の他の例を示すブロック図である。

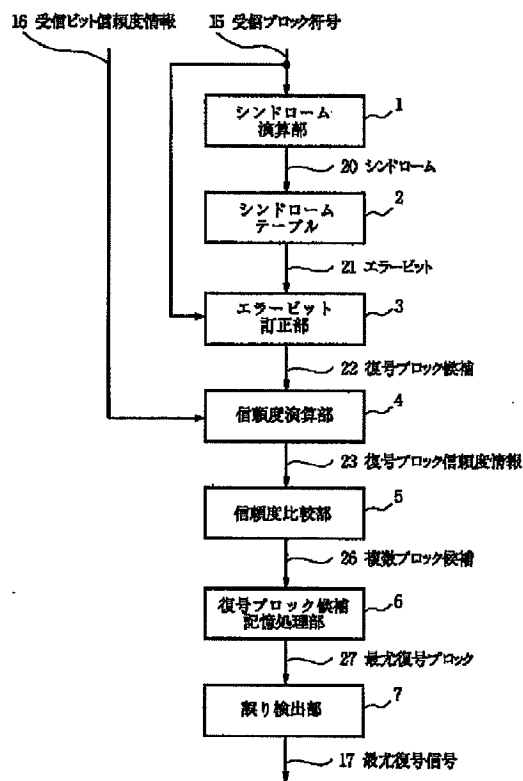
【符号の説明】

- 1 シンドローム演算部
- 2 シンドロームテーブル
- 3 エラービット訂正部
- 4 信頼度演算部
- 5 信頼度比較部
- 6 復号ブロック候補記憶処理部
- 7 誤り検出部
- 8 エラーテーブル

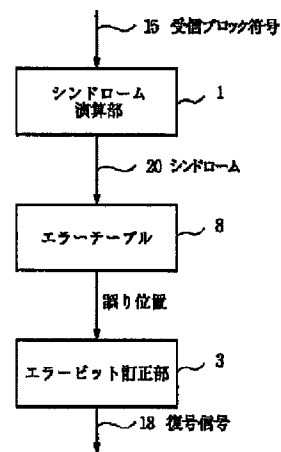
9 信頼度判定部
 10 テストパターン発生部
 11 テストパターン復号部
 12 信頼度演算部
 13 信頼度比較部
 14 最尤符号ビットバッファ
 15 受信ブロック符号
 16 受信ビット信頼度情報
 17 最尤復号信号
 18 復号信号

19 最尤復号信号
 20 シンドローム
 21 エラービット
 22 復号ブロック候補
 23 復号ブロック信頼度情報
 24 復号ビット信号
 25 復号ビット信頼度情報
 26 複数ブロック候補
 27 最尤復号ブロック

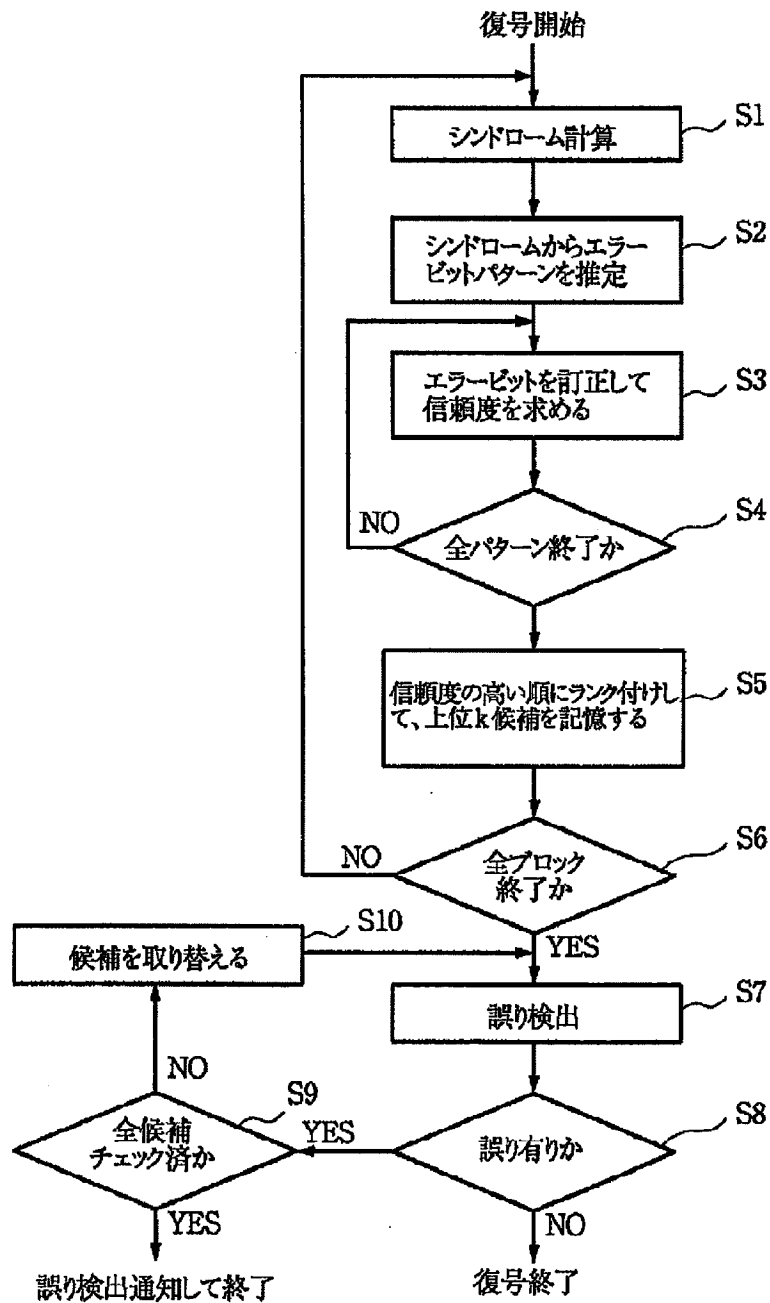
【図1】



【図3】



【図2】



【図4】

